

# Datenstrukturen und Algorithmen

## Vorlesung 5: Rekursionsgleichungen (K4)

Joost-Pieter Katoen

Lehrstuhl für Informatik 2  
Software Modeling and Verification Group

<http://www-i2.informatik.rwth-aachen.de/i2/dsal12/>

20. April 2012



# Übersicht

## 1 Binäre Suche

- Was ist binäre Suche?
- Worst-Case Analyse von Binärer Suche

## 2 Rekursionsgleichungen

- Fibonacci-Zahlen
- Ermittlung von Rekursionsgleichungen

## 3 Lösen von Rekursionsgleichungen

- Die Substitutionsmethode
- Rekursionsbäume

## Übersicht

### 1 Binäre Suche

- Was ist binäre Suche?
- Worst-Case Analyse von Binärer Suche

### 2 Rekursionsgleichungen

- Fibonacci-Zahlen
- Ermittlung von Rekursionsgleichungen

### 3 Lösen von Rekursionsgleichungen

- Die Substitutionsmethode
- Rekursionsbäume

## Binäre Suche

### Suchen in einem sortierten Array

Eingabe: *Sortiertes* Array E mit n Einträgen, und das gesuchte Element K.

Ausgabe: Ist K in E enthalten?

### Idee

Da E sortiert ist, können wir das gesuchte Element K schneller suchen.

Liegt K nicht in der Mitte von E, dann:

- suche in der linken Hälfte von E, falls  $K < E[mid]$
- suche in der rechten Hälfte von E, falls  $K > E[mid]$

### Fazit:

Wir *halbieren* den Suchraum in jedem Durchlauf.

## Binäre Suche

```

1 bool binSearch(int E[], int n, int K) {
2     int left = 0, right = n - 1;
3     while (left <= right) {
4         int mid = floor((left + right) / 2); // runde ab
5         if (E[mid] == K) { return true; }
6         if (E[mid] > K) { right = mid - 1; }
7         if (E[mid] < K) { left = mid + 1; }
8     }
9     return false;
10 }
```

## Rekursionsgleichung für Binäre Suche

Sei  $S(n)$  die maximale Anzahl der Schleifendurchläufe bei einer erfolglosen Suche.

Wir erhalten die Rekursionsgleichung:

$$S(n) = \begin{cases} 0 & \text{falls } n = 0 \\ 1 + S(\lceil (n-1)/2 \rceil) & \text{falls } n > 0 \end{cases}$$

Die ersten Werte sind:

$n$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
$S(n)$	0	1	2	2	3	3	3	3	4

Wir haben letztes Mal abgeleitet:  $S(n) = \lfloor \log n \rfloor + 1$ .

## Binäre Suche – Analyse

Abkürzungen:  $m = \text{mid}$ ,  $r = \text{right}$ ,  $l = \text{left}$

### Größe des undurchsuchten Arrays

Im nächsten Durchlauf ist die Größe des Arrays  $m - l$  oder  $r - m$ .

Hierbei ist  $m = \lfloor (l+r)/2 \rfloor$ .

Die neue Größe ist also:

- $m - l = \lfloor (l+r)/2 \rfloor - l = \lfloor (r-l)/2 \rfloor = \lfloor (n-1)/2 \rfloor$

oder

- $r - m = r - \lfloor (l+r)/2 \rfloor = \lceil (r-l)/2 \rceil = \lceil (n-1)/2 \rceil$

Im schlimmsten Fall ist die neue Größe des Arrays also:

$$\lceil (n-1)/2 \rceil$$

## Lösen der Rekursionsgleichung

Betrachte den Spezialfall  $n = 2^k - 1$ .

Da die maximale neue Größe des Arrays  $\lceil (n-1)/2 \rceil$  ist, leiten wir her:

$$\left\lceil \frac{(2^k - 1) - 1}{2} \right\rceil = \left\lceil \frac{2^k - 2}{2} \right\rceil = \lceil 2^{k-1} - 1 \rceil = 2^{k-1} - 1.$$

Daher gilt für  $k > 0$  nach der Definition  $S(n) = 1 + S(\lceil (n-1)/2 \rceil)$ , dass:

$$S(2^k - 1) = 1 + S(2^{k-1} - 1) \quad \text{und damit } S(2^k - 1) = k + \underbrace{S(2^0 - 1)}_{=0} = k.$$

## Binäre Suche – Analyse

$n$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
$S(n)$	0	1	2	2	3	3	3	3	4

Vermutung:  $S(2^k) = 1 + S(2^{k-1})$ .

$S(n)$  steigt monoton, also  $S(n) = k$  falls  $2^{k-1} \leq n < 2^k$ .

Oder: falls  $k - 1 \leq \log n < k$ .

Dann ist  $S(n) = \lfloor \log n \rfloor + 1$ .

## Binäre Suche – Analyse

### Theorem

Die Worst Case Zeitkomplexität der binären Suche ist  $W(n) = \lfloor \log n \rfloor + 1$ .

## Binäre Suche – Analyse

Wir vermuten  $S(n) = \lfloor \log n \rfloor + 1$  für  $n > 0$

Induktion über  $n$ :

Basis:  $S(1) = 1 = \lfloor \log 1 \rfloor + 1$

Induktionsschritt: Sei  $n > 1$ . Dann:

$$S(n) = 1 + S(\lceil (n-1)/2 \rceil) = 1 + \lfloor \log \lceil (n-1)/2 \rceil \rfloor + 1$$

Man kann zeigen (Hausaufgabe):  $\lfloor \log \lceil (n-1)/2 \rceil \rfloor + 1 = \lfloor \log n \rfloor$ .

Damit:  $S(n) = \lfloor \log n \rfloor + 1$  für  $n > 0$ .

## Übersicht

### 1 Binäre Suche

- Was ist binäre Suche?
- Worst-Case Analyse von Binärer Suche

### 2 Rekursionsgleichungen

- Fibonacci-Zahlen
- Ermittlung von Rekursionsgleichungen

### 3 Lösen von Rekursionsgleichungen

- Die Substitutionsmethode
- Rekursionsbäume

# Rekursionsgleichungen

## Rekursionsgleichung

Für rekursive Algorithmen wird die Laufzeit meistens durch **Rekursionsgleichungen** beschrieben.

Eine **Rekursionsgleichung** ist eine Gleichung oder eine Ungleichung, die eine Funktion durch ihre eigenen Funktionswerte für kleinere Eingaben beschreibt.

## Beispiele

- ▶  $T(n) = T(n-1) + 1$  Lineare Suche
- ▶  $T(n) = T(\lceil (n-1)/2 \rceil) + 1$  Binäre Suche
- ▶  $T(n) = T(n-1) + n - 1$  Bubblesort
- ▶  $T(n) = 2 \cdot T(n/2) + n - 1$  Mergesort
- ▶  $T(n) = 7 \cdot T(n/2) + c \cdot n^2$  Strassen's Matrixmultiplikation

# Naiver, rekursiver Algorithmus

## Rekursiver Algorithmus

```

1 int fibRec(int n) {
2     if (n == 0 || n == 1) {
3         return n;
4     }
5     return fibRec(n - 1) + fibRec(n - 2);
6 }
```

Die zur Berechnung von  $\text{fibRec}(n)$  benötigte Anzahl arithmetischer Operationen  $T_{\text{fibRec}}(n)$  ist durch folgende **Rekursionsgleichung** gegeben:

$$T_{\text{fibRec}}(0) = 0$$

$$T_{\text{fibRec}}(1) = 0$$

$$T_{\text{fibRec}}(n+2) = T_{\text{fibRec}}(n+1) + T_{\text{fibRec}}(n) + 3 \quad \text{für } n \geq 0.$$

Zur Ermittlung der Zeitkomplexitätsklasse von  $\text{fibRec}$  **löst** man diese Gleichung.

# Fibonacci-Zahlen

## Problem

Betrachte das Wachstum einer Kaninchenpopulation:

- ▶ Zu Beginn gibt es ein Paar geschlechtsreifer Kaninchen.
- ▶ Jedes neugeborene Paar wird im zweiten Lebensmonat geschlechtsreif.
- ▶ Jedes geschlechtsreife Paar wirft pro Monat ein weiteres Paar.
- ▶ Sie sterben nie und hören niemals auf.

## Lösung

Die Anzahl der Kaninchenpaare lässt sich wie folgt berechnen:

$$Fib(0) = 0$$

$$Fib(1) = 1$$

$$Fib(n+2) = Fib(n+1) + Fib(n) \quad \text{für } n \geq 0.$$

$n$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	...
$Fib(n)$	0	1	1	2	3	5	8	13	21	34	...

# Analyse: Anwendung der „Substitutionsmethode“

## Problem

$$T_{\text{fibRec}}(0) = 0$$

$$T_{\text{fibRec}}(1) = 0$$

$$T_{\text{fibRec}}(n+2) = T_{\text{fibRec}}(n+1) + T_{\text{fibRec}}(n) + 3 \quad \text{für } n \geq 0.$$

## Lösung (mittels vollständiger Induktion)

$$T_{\text{fibRec}}(n) = 3 \cdot Fib(n+1) - 3.$$

## Fakt

$$2^{(n-2)/2} \leq Fib(n) \leq 2^{n-2} \quad \text{für } n > 1.$$

## Damit ergibt sich:

$$T_{\text{fibRec}}(n) \in \Theta(2^n), \text{ oft abgekürzt dargestellt als } fibRec(n) \in \Theta(2^n).$$

## Ein iterativer Algorithmus

### Iterativer Algorithmus

```

1 int fibIter(int n) {
2     int f[n];
3     f[0] = 0; f[1] = 1;
4     for (int i = 2; i <= n; i++) {
5         f[i] = f[i-1] + f[i-2];
6     }
7     return f[n];
8 }
```

Die benötigte Anzahl arithmetischer Operationen  $T_{fibIter}(n)$  ist:

$$\begin{aligned}T_{fibIter}(0) &= 0 \quad \text{und} \quad T_{fibIter}(1) = 0 \\T_{fibIter}(n+2) &= 3 \cdot (n+1) \quad \text{für } n \geq 0.\end{aligned}$$

Damit ergibt sich:

$T_{fibIter}(n) \in \Theta(n)$ , oder als Kurzschreibweise  $fibIter(n) \in \Theta(n)$ .

## Ein Matrixpotenz-Algorithmus

### Matrixdarstellung der Fibonacci-Zahlen

Es gilt für  $n > 0$ :

$$\begin{pmatrix} Fib(n+2) \\ Fib(n+1) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} Fib(n+1) \\ Fib(n) \end{pmatrix}$$

Damit lässt sich  $Fib(n+2)$  durch Matrixpotenzierung berechnen:

$$\begin{pmatrix} Fib(n+2) \\ Fib(n+1) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix}^2 \cdot \begin{pmatrix} Fib(n) \\ Fib(n-1) \end{pmatrix} = \dots = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix}^n \cdot \begin{pmatrix} Fib(2) \\ Fib(1) \end{pmatrix}$$

- ▶ Wie können wir Matrixpotenzen effizient berechnen?
- ▶ Dies betrachten wir hier nicht ins Detail; geht in  $\Theta(\log n)$

## Ein iterativer Algorithmus (2)

Jedoch: der `fibIter` Algorithmus hat eine Speicherkomplexität in  $\Theta(n)$ .

Beobachtung: jeder Durchlauf "benutzt" nur die Werte  $f[i-1]$  und  $f[i-2]$ .

Zwei Variablen reichen also aus, um diese Werte zu speichern.

### Iterativer Algorithmus

```

1 int fibIter2(int n) {
2     int a = 0; int b = 1;
3     for (int i = 2; i <= n; i++) {
4         c = a + b;
5         a = b;
6         b = c;
7     }
8     return b;
9 }
```

Der `fibIter2` Algorithmus hat eine Speicherkomplexität in  $\Theta(1)$  und  $T_{fibIter2}(n) \in \Theta(n)$ .

## Binäre Exponentiation (iterative squaring) – Idee

---

```

1 int fibMat(int n) {
2     if (n == 0 || n == 1) { return n; }
3     int Fib2[2,2] = {{0, 1}, {1, 1}};
4     int Res[2,2] = iterSq(Fib2, n - 1); // Matrixpotenz
5     return Res[1,1]; // das Element Res[1,1]
6 }
```

---

## Iterative Squaring – Analyse

```

1 int[2,2] iterSq(int A[2,2], int n) { // n > 0
2     int Res[2,2];
3     if (n == 1) {
4         return A;
5     } else if (n % 2) { // n ungerade
6         Res = matrixSquare(A, (n-1)/2);
7         return Res * Res * A;
8     } else { // n gerade
9         Res = matrixSquare(A, n/2);
10        return Res * Res;
11    }
12 }
```

Die benötigte Anzahl arithmetischer Operationen  $T_{iterSq}(n)$  ist:

$$T_{iterSq}(1) = 0$$

$$T_{iterSq}(n+1) = T_{iterSq}(\lfloor n/2 \rfloor) + 3 \quad \text{für } n > 0.$$

⇒ `iterSq` hat **logarithmische** Komplexität:

$$iterSq(\cdot, n) \in \Theta(\log n).$$

## Rekursionsgleichungen von Programmcode ableiten

### Rekursionsgleichung im Worst-Case

Zur Ermittlung der Worst-Case Laufzeit  $T(n)$  zerlegen wir das Programm:

- ▶ Die Kosten aufeinanderfolgender Blöcke werden **addiert**.
- ▶ Von alternativen Blöcken wird das **Maximum** genommen.
- ▶ Beim Aufruf von Unterprogrammen (etwa `sub1()`) wird  $T_{sub1}(f(n))$  genommen, wobei  $f(n)$  die Länge der Parameter beim Funktionsaufruf —abhängig von der Eingabelänge  $n$  des Programms— ist.
- ▶ Rekursive Aufrufe werden mit  $T(g(n))$  veranschlagt;  $g(n)$  gibt wieder die von  $n$  abgeleitete Länge der Aufrufparameter an.

## Praktische Konsequenzen

### Beispiel

Größte lösbarer Eingabelänge für angenommene 1 µs pro Operation:

Verfügbare Zeit	Rekursiv	Iterativ	Matrix
1 ms	14	500	$10^{12}$
1 s	28	$5 \cdot 10^5$	$10^{12000}$
1 m	37	$3 \cdot 10^7$	$10^{700000}$
1 h	45	$1,8 \cdot 10^9$	$10^{106}$

Vereinfachende Annahmen:

- ▶ Nur arithmetische Operationen wurden berücksichtigt.
- ▶ Die Laufzeit der arithmetischen Operationen ist fix, also nicht von ihren jeweiligen Argumenten unabhängig.

Lösbarer Eingabelänge

## Übersicht

### 1 Binäre Suche

- Was ist binäre Suche?
- Worst-Case Analyse von Binärer Suche

### 2 Rekursionsgleichungen

- Fibonacci-Zahlen
- Ermittlung von Rekursionsgleichungen

### 3 Lösen von Rekursionsgleichungen

- Die Substitutionsmethode
- Rekursionsbäume

## Einige Vereinfachungen

- Wenn wir Rekursionsgleichungen aufstellen und lösen, vernachlässigen wir häufig **das Runden** auf ganze Zahlen, z.B.:

$$T(n) = T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + 3 \quad \text{wird} \quad T(n) = 2T(n/2) + 3.$$

- Manchmal wird angenommen, daß  $T(n)$  **für kleine  $n$  konstant ist** anstatt genau festzustellen was  $T(0)$  und  $T(1)$  ist. Also z.B.:

$$T(0) = c \text{ und } T(1) = c' \quad \text{statt} \quad T(0) = 4 \text{ und } T(1) = 7.$$

- Wir nehmen an, dass die Funktionen nur **ganzzahlige** Argumente haben, z.B.:

$$T(n) = T(\sqrt{n}) + n \quad \text{bedeutet} \quad T(n) = T(\lfloor \sqrt{n} \rfloor) + n.$$

- Grund:** die Lösung wird typischerweise nur um einen konstanten Faktor verändert, aber **der Wachstumgrad** bleibt unverändert.

## Lösen von Rekursionsgleichungen

### Allgemeine Format der Rekursionsgleichung

Im allgemeinen Fall – **der hier häufig auftritt** – gibt es keine geschlossene Lösung.

Der typischer Fall sieht folgendermaßen aus:

$$T(n) = b \cdot T\left(\frac{n}{c}\right) + f(n)$$

wobei  $b > 0$ ,  $c > 1$  gilt und  $f(n)$  eine gegebene Funktion ist.

### Intuition:

- Das zu analysierende Problem teilt sich jeweils in  **$b$  Teilprobleme** auf
- Jedes dieser Teilprobleme hat **die Größe  $\frac{n}{c}$**
- Die **Kosten** für das Aufteilen eines Problems und Kombinieren der Teillösungen sind  **$f(n)$** .

## Lösen von Rekursionsgleichungen

### Einfache Fälle

Für einfache Fälle gibt es **geschlossenen** Lösungen, z. B. für  $k, c \in \mathbb{N}$ :

$$T(0) = k$$

$$T(n+1) = c \cdot T(n) \quad \text{für } n \geq 0$$

hat die eindeutige Lösung  $T(n) = c^n \cdot k$ .

Und die Rekursionsgleichung:

$$T(0) = k$$

$$T(n+1) = T(n) + f(n) \quad \text{für } n \geq 0$$

hat die eindeutige Lösung  $T(n) = T(0) + \sum_{i=1}^n f(i)$ .

Bei der Zeitkomplexitätsanalyse treten solche Fälle jedoch **selten** auf.

## Die Substitutionsmethode

### Substitutionsmethode

Die Substitutionsmethode besteht aus zwei Schritten:

- Rate** die Form der Lösung, durch z.B.:
  - Scharfes Hinsehen, kurze Eingaben ausprobieren und einsetzen
  - Betrachtung des Rekursionsbaums
- Vollständige Induktion** um die Konstanten zu finden und zu zeigen, dass die Lösung funktioniert.

### Einige Hinweise

- diese Methode ist sehr leistungsfähig, aber
- kann nur angewendet werden in den Fällen in denen es relativ einfach ist, die Form der Lösung zu erraten.

## Die Substitutionsmethode: Beispiel

### Beispiel

Betrachte folgende Rekursionsgleichung:

$$\begin{aligned} T(1) &= 1 \\ T(n) &= 2 \cdot T(n/2) + n \quad \text{für } n > 1. \end{aligned}$$

- Wir vermuten als Lösung  $T(n) \in O(n \cdot \log n)$ .
- Dazu müssen wir  $T(n) \leq c \cdot n \cdot \log n$  zeigen, für geeignete  $c > 0$ .
- Bestimme ob für eine geeignete  $n_0$ , für  $n \geq n_0$ ,  $T(n) \leq c \cdot n \cdot \log n$  gilt.
- Stelle fest, dass  $T(1) = 1 \leq c \cdot 1 \cdot \log 1 = 0$  **verletzt** ist.
- Es gilt:  $T(2) = 4 \leq c \cdot 2 \cdot \log 2$  und  $T(3) = 5 \leq c \cdot 3 \cdot \log 3$  für  $c > 1$
- **Überprüfe** dann durch Substitution und Induktion (s. nächste Folie)
- Damit gilt für jedes  $c > 1$  und  $n \geq n_0 > 1$ , dass  $T(n) \leq c \cdot n \cdot \log n$ .

## Die Substitutionsmethode: Feinheiten

### Einige wichtige Hinweise

1. Die asymptotische Schranke ist korrekt erraten, kann aber manchmal nicht mit der vollständigen Induktion bewiesen werden.

Das Problem ist gewöhnlich, dass die Induktionsannahme **nicht streng genug** ist.

2. Manchmal ist eine Variablentransformation vernünftig um zu einer Lösung zu geraten:

## Die Substitutionsmethode: Beispiel

### Beispiel

$$T(n) = 2 \cdot T(n/2) + n \quad \text{für } n > 1, \text{ und } T(1) = 1$$

$$T(n) = 2 \cdot T(n/2) + n \quad | \text{ Induktionshypothese}$$

$$\leq 2(c \cdot n/2 \cdot \log n/2) + n$$

$$= c \cdot n \cdot \log n/2 + n$$

| log-Rechnung: ( $\log \equiv \log_2$ )  
 $\log n/2 = \log n - \log 2$

$$= c \cdot n \cdot \log n - c \cdot n \cdot \log 2 + n$$

$$\leq c \cdot n \cdot \log n - c \cdot n + n \quad | \text{ mit } c > 1 \text{ folgt sofort:}$$

$$\leq c \cdot n \cdot \log n$$

## Die Substitutionsmethode: Variablentransformation

### Beispiel

$$T(n) = 2 \cdot T(\sqrt{n}) + \log n \quad \text{für } n > 0$$

$$T(n) = 2 \cdot T(\sqrt{n}) + \log n \quad | \text{ Variablentransformation } m = \log n$$

$$\Leftrightarrow T(2^m) = 2 \cdot T(2^{m/2}) + m \quad | \text{ Umbenennung } T(2^m) = S(m)$$

$$\Leftrightarrow S(m) = 2 \cdot S(m/2) + m \quad | \text{ Lösung vorheriges Beispiels}$$

$$\Leftrightarrow S(m) \leq c \cdot m \cdot \log m$$

$$\Leftrightarrow S(m) \in O(m \cdot \log m) \quad | \text{ } m = \log n$$

$$\Leftrightarrow T(n) \in O(\log n \cdot \log \log n)$$

# Die Substitutionsmethode

## Substitutionsmethode

Die Substitutionsmethode besteht aus zwei Schritten:

1. Rate die Form der Lösung, durch z.B.:
  - Scharfes Hinsehen, kurze Eingaben ausprobieren und einsetzen
  - Betrachtung des Rekursionsbaums
2. Vollständige Induktion um die Konstanten zu finden und zu zeigen, dass die Lösung funktioniert.

Wir betrachten mehr in Detail wie man die Form der Lösung raten kann.

# Raten der Lösung durch Rekursionsbäume

## Grundidee

Stelle das Ineinander-Einsetzen als Baum dar, indem man Buch über das aktuelle Rekursionsargument und die nichtrekursiven Kosten führt.

## Rekursionsbaum

1. Jeder **Knoten** stellt die Kosten eines Teilproblems dar.
  - Die Wurzel stellt die zu analysierenden Kosten  $T(n)$  dar.
  - Die Blätter stellen die Kosten der Basisfälle dar, z.B.  $T(0)$  oder  $T(1)$ .
2. Wir summieren die Kosten innerhalb jeder **Ebene** des Baumes.
3. Die **Gesamtkosten** := summieren über die Kosten aller Ebenen.

## Wichtiger Hinweis

Ein Rekursionsbaum ist sehr nützlich, um eine Lösung zu raten, die dann mit Hilfe der Substitutionsmethode überprüft werden kann.

**Der Baum selber reicht jedoch meistens nicht als Beweis.**

# Raten der Lösung durch Iteration

## Grundidee

Wiederholtes Einsetzen der Rekursionsgleichung in sich selbst, bis man ein Muster erkennt.

## Beispiel

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 3 \cdot T(n/4) + n && | \text{ Einsetzen} \\
 &= 3 \cdot (3 \cdot T(n/16) + n/4) + n && | \text{ Nochmal einsetzen} \\
 &= 9 \cdot (3 \cdot T(n/64) + n/16) + 3 \cdot n/4 + n && | \text{ Vereinfachen} \\
 &= 27 \cdot T(n/64) + \left(\frac{3}{4}\right)^2 \cdot n + \left(\frac{3}{4}\right)^1 \cdot n + \left(\frac{3}{4}\right)^0 \cdot n
 \end{aligned}$$

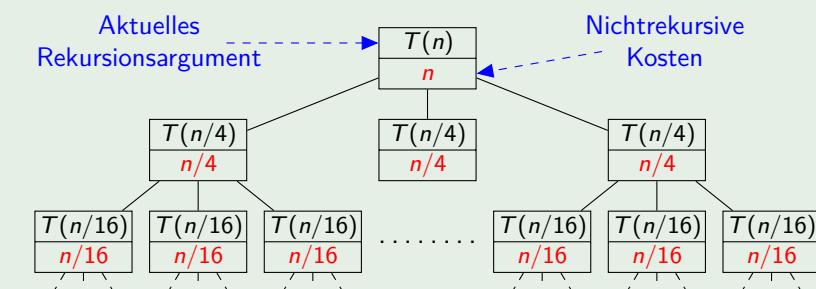
Wir nehmen  $T(1) = c$  an und erhalten:  $T(n) = \sum_{i=0}^{\log_4 n - 1} \left(\frac{3}{4}\right)^i \cdot n + c \cdot n^{\log_4 3}$

Diese Aussage kann mit Hilfe der Substitutionsmethode gezeigt werden.

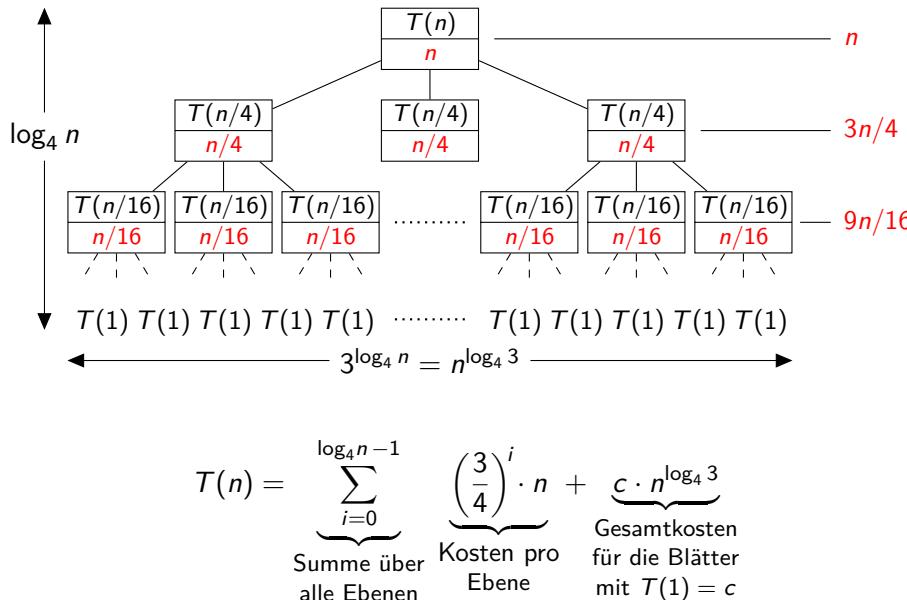
# Rekursionsbaum: Beispiel

## Beispiel

Der Rekursionsbaum von  $T(n) = 3 \cdot T(n/4) + n$  sieht etwa so aus:



## Rekursionsbaum: Beispiel



## Rekursionsbaum: Beispiel

Eine obere Schranke für die Komplexität erhält man nun folgendermaßen:

$$T(n) = \sum_{i=0}^{\log_4 n - 1} \left(\frac{3}{4}\right)^i \cdot n + c \cdot n^{\log_4 3} \quad | \text{ Vernachlässigen kleinerer Terme}$$

$$< \sum_{i=0}^{\infty} \left(\frac{3}{4}\right)^i \cdot n + c \cdot n^{\log_4 3} \quad | \text{ Geometrische Reihe}$$

$$< \frac{1}{1 - (3/4)} \cdot n + c \cdot n^{\log_4 3} \quad | \text{ Umformen}$$

| Asymptotische Ordnung bestimmen  
setze ein, dass  $\log_4 3 < 1$

$$T(n) \in O(n).$$

## Korrektheit

Wir können die Substitutionsmethode benutzen, um die Vermutung zu bestätigen dass:

$$T(n) \in O(n) \quad \text{eine obere Schranke von } T(n) = 3 \cdot T(n/4) + n \text{ ist.}$$

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 3 \cdot T(n/4) + n && | \text{ Induktionshypothese} \\
 &\leqslant 3d \cdot n/4 + n \\
 &= \frac{3}{4}d \cdot n + n \\
 &= \left(\frac{3}{4}d + 1\right) \cdot n && | \text{ mit } d \geq 4 \text{ folgt sofort:} \\
 &\leqslant d \cdot n
 \end{aligned}$$

Und wir stellen fest, dass es ein  $n_0$  gibt, so dass  $T(n_0) \leq d \cdot n_0$  ist.